

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2004-282757

(43)Date of publication of application : 07.10.2004

(51)Int.Cl.

H04L 27/34
H04B 7/04
H04J 15/00
H04L 27/18

(21)Application number : 2004-071910

(71)Applicant : LUCENT TECHNOL INC

(22)Date of filing : 15.03.2004

(72)Inventor : DAVIS LINDA MARY
GARRETT DAVID
HOCHWALD BERTRAND M
TEN BRINK STEPHAN

(30)Priority

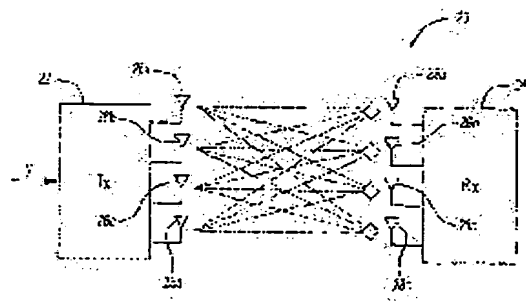
Priority number : 2003 389690 Priority date : 15.03.2003 Priority country : US

(54) SPHERICAL DECODER FOR RADIO COMMUNICATIONS

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To provide a method for detecting encoded transmission containing a symbol combination taken out of a number of available combinations.

SOLUTION: A decoding system for determining information within encoded transmission includes a spherical decoder candidate search for decreasing the number of candidate symbol combinations from an extreme number of potentially transmitted combinations. In one embodiment, a spherical decoder (24) uses an upper triangle matrix (U) of a communication path matrix (H) as a part of recursive and cumulative cost function presenting the result of the candidate search. The candidate search includes taking symbols into account as a hierarchy or tree structure (32) representing a potentially transmitted combination. As the search progresses in hierarchies, the cost function gradually accumulates costs of potential combinations. As soon as it is determined that one symbol is not an effective candidate, all potential combinations including that symbol are discarded without being directly considered.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

BEST AVAILABLE COPY

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2004-282757

(P2004-282757A)

(43) 公開日 平成16年10月7日 (2004. 10. 7)

(51) Int. Cl. ⁷	F I	テーマコード (参考)
H04L 27/34	H04L 27/00 E	5K004
H04B 7/04	H04B 7/04	5K022
H04J 15/00	H04J 15/00	5K059
H04L 27/18	H04L 27/18 Z	

審査請求 未請求 請求項の数 11 O L (全 20 頁)

(21) 出願番号 特願2004-71910 (P2004-71910)
 (22) 出願日 平成16年3月15日 (2004. 3. 15)
 (31) 優先権主張番号 10/389690
 (32) 優先日 平成15年3月15日 (2003. 3. 15)
 (33) 優先権主張国 米国 (US)

(71) 出願人 596092698
 ルーセント テクノロジーズ インコーポ
 レーテッド
 アメリカ合衆国, 07974-0636
 ニュージャージー, マレイ ヒル, マウン
 テン アヴェニュー 600
 (74) 代理人 100064447
 弁理士 岡部 正夫
 (74) 代理人 100085176
 弁理士 加藤 伸晃
 (74) 代理人 100106703
 弁理士 産形 和央
 (74) 代理人 100096943
 弁理士 臼井 伸一

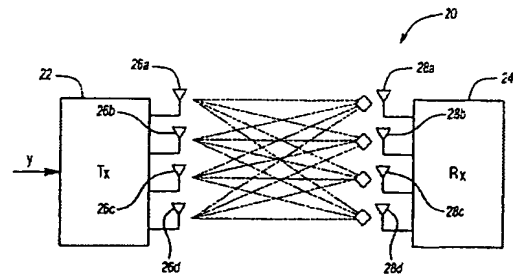
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 無線通信用球面復号器

(57) 【要約】

【課題】 多数の使用可能な組合せから取り出されたシンボル組合せを含む符号化伝送を検出する方法を提供する。

【解決手段】 符号化伝送内の情報を決定する復号化方式は、候補シンボル組合せの数を、極めて多数の送信された可能性のある組合せから減少させる球面復号器候補サーチを含む。一例では、この球面復号器 (24) は、その候補サーチの結果を提供する再帰的で、累積的なコスト関数の一部として、その通信路行列 (H) の上側三角行列 (U) 表現を使用する。この候補サーチは、送信された可能性のある組合せを表す階層またはツリー構造 (32) として各シンボルを考察することを含む。このコスト関数は、サーチが階層を進むに従って、可能な組合せのコストを徐々に累積する。1つのシンボルが有効な候補ではないと決定され次第、そのシンボルを含むすべての可能な組合せは、それらを直接考察せずに廃棄される。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】

複数の使用可能なシンボル組合せを、前記使用可能なシンボル組合せの一部の増分コストを考察することによって、より少数の候補に減少させることを含む検出の方法。

【請求項 2】

選択された閾値を下回る増分コストを持つ前記使用可能なシンボル組合せの一部のコストだけを考察することをさらに含む請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】

1 つのコストを、前記組合せ中の前記シンボルの他の少なくとも 1 つに関連するコストに従属する、1 つの使用可能な組合せ中少なくとも 1 つのシンボルに関連させるコスト関数を使用することを含む請求項 1 に記載の方法。

【請求項 4】

前記使用可能なシンボル組合せが階層として表される請求項 3 に記載の方法。

【請求項 5】

第 1 のシンボルが候補組合せ内に含まれないことを示す関連コストを持つ前記第 1 のシンボルを含むあらゆる組合せを、前記第 1 のシンボルを含むどんな使用可能な組合せからのどんな第 2 のシンボルも考察せずに廃棄することを含む請求項 4 に記載の方法。

【請求項 6】

前記第 2 のシンボルが前記階層中の従属位置にある請求項 5 に記載の方法。

【請求項 7】

前記階層の同じレベルにある別のシンボルを前記第 1 のシンボルとして続いて考察することを含む請求項 5 に記載の方法。

【請求項 8】

前記階層中の第 1 のレベルで始まり、前記階層中の少なくとも第 2 の下位レベルまで進む前記組合せ中の各シンボルに前記コスト関数を適用する間に、1 つの使用可能な組合せに関連する前記コストを累積して増分することを含む請求項 4 に記載の方法。

【請求項 9】

サーチ半径値を決定し、前記半径値を上回る関連コストを持つシンボルを含むどんな使用可能な組合せも廃棄することを含む請求項 3 に記載の方法。

【請求項 10】

1 ノードにある第 1 の使用可能シンボルのコストを決定することにより縦型探索を使用すること、および

前記第 1 のシンボルのノードに関連する 1 子ノードにある前記シンボルの別の 1 つのコストを加算すること

を含む請求項 3 に記載の方法。

【請求項 11】

前記シンボルが通信路行列の一部であり、

前記通信路行列の三角行列表現を、前記三角行列の分子部分と前記三角行列の分母部分とを分離することによって決定すること、および

前記コストを決定する場合は前記分子部分および分母部分を使用すること

をさらに含む請求項 3 に記載の方法。

10 【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は一般に無線通信に関する。より詳細には、本発明は無線伝送を検出することに関する。

【背景技術】

【0002】

セルラー・ネットワークを使用した無線通信が普及しており、ますます使用されるようになってきている。そうした通信の使用可能性増大の要求は、使用可能な通信路（すなわち無線情報を伝送できる周波数）のより効率的な使用を必要とする。

【0003】

多重アンテナ伝送を利用するための様々な手法が提案されている。無線伝送は、しばしば、ビットそのものの伝送ではなく、情報のビットを表すシンボルを利用する。ビットをそのようなシンボルにマッピングすると、一度に 1 つの通信路を介して伝送できる情報量（ビット数）が増大する。従来の技法は、符号化されたビット・ストリームを、搬送波の変調として伝送される、コンスタレーションから選択された一連の複素数値シンボルにマッピングすることを含む。しかし、より高位ビット／シンボルの符号化技法を多重アンテナと共に使用したときには、問題が生じる。というのは、膨大な数の受信可能ビット・ストリームが可能になるからである。

【0004】

そうしたビット符号化技法の方式の例には、QPSK、8PSK、16QAM が含まれる。各符号化方式を用いれば、任意の所与の時間に伝送することのできる情報量は、そのシンボル内の有効コンスタレーション・ポイント数に伴って増大する。例えば、QPSK を用いると、同時に 2 ビットを伝送することができる。

【0005】

無線通信システムのスループットを増大させる際の別の方法は、同じ通信路を介して複数の信号を同時に伝送するために複数の送信アンテナを利用することを含む。複数の送信アンテナおよび複数の受信アンテナ（多重入力／多重出力「MIMO」または BLAST システム）を用いると、高速のデータ転送が可能になる。しかし、より高位ビット／シンボルの符号化技法を多重アンテナと共に使用したときには、問題が生じる。というのは、

膨大な数の受信可能ビット・ストリームが可能になるからである。複数のアンテナを、例えばQPSKと共に用いたときは、複数の可能な組合せが存在する。例えば、4つの送信側アンテナを使用したときには、256通りの可能な伝送組合せがある。8PSKや16QAMを使用すると複雑度は劇的に増大する。例えば、16QAMを使用する4つの送信側アンテナがあるときは、その通信路を介して同時に送信することのできる65, 536通りの異なるシンボル組合せがある。さらに、各アンテナからの送信は、それ以外のアンテナの送信に重畳される。

【0006】

受信機側では、検出技法により、何が送信されたかを効率良く正確に判定する必要がある。アンテナからの伝播経路のそれぞれについて、正確な通信路推定が行われなければならない。次いで、この通信路推定を受信シンボルのセットと共に用いて、送信されたベクトルの最良推定を決定する。4つの送信側アンテナと16QAM符号化技法の場合は、65, 000を超える可能な伝送組合せの網羅的計算を行うことは実際的ではない。

【0007】

複数のアンテナが同じ通信路を介して同時に送信するときに発生する重畳と組み合わせられた符号化伝送の複雑な性質により、多重アンテナ構成でのそうした符号の使用によって強いられる計算要件が大幅に増加する。

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【0008】

したがって、多数の伝送可能な組合せをもたらす形式で符号化された情報を有する伝送を復号化するための改善された技法が求められている。これは、複数の送信アンテナを含むシステムで特に当てはまる。本発明はこの必要に対処するものである。

【課題を解決するための手段】

【0009】

一般に、本発明は、使用可能な組合せのそれぞれを考察せずに、多数の使用可能なシンボル組合せを少数の候補に減少させる、受信符号化シンボル検出の方法に関するものである。次いで、この少数の候補を選択された検出アルゴリズムで使用して受信情報を判定する。

【0010】

本発明の一例は、1ベクトル内のあらゆるシンボルに累積してコストを割り当てるコスト関数を使用することを含む。一例でのこのコスト関数は、その組合せ中のシンボルの他の少なくとも1つに関連付けられたコストに依存する、1つの使用可能な組合せ（すなわちベクトル）中の少なくとも1つのシンボルにコストに関連付ける。使用可能なシンボルは、すべての使用可能な組合せを含む階層において相互に関連付けられ、それによって、第1の使用可能なシンボルが候補組合せの1つの有

効な一部ではないと判定されると、第1のシンボルが廃棄され次第、その第1のシンボルと組み合わせられる可能性のあるその階層中の下位または従属レベルのすべてのシンボルを廃棄することができる。

【0011】

本発明の一例は、階層中の上位レベルから下位レベルに移動して1つの組合せ中の各シンボルを考察する際に、その階層を介して可能な組合せにリンクされた各シンボルに関連するコストを再帰的かつ累積的に増分することを含む。増分されたコストはサーチ半径値と比較される。ある使用可能なシンボルがその半径値より大きい関連コストを持った後で、そのシンボルは、それを組み合わせられる可能性のあるその階層中の下位の、従属レベルのすべてのシンボルと共に廃棄される（すなわち候補セットには含まれない）。

【0012】

本発明の例示的一実装形態は、通信路行列の三角行列表現を使用して考察される使用可能な候補に関連するコストを決定することを含む。

本発明の手法は、候補である可能性の低い大部分の99%を直接考察せずに、その使用可能なシンボル組合せ数の約1%であると考えられるいくつかの候補シンボル組合せを即座に得ることのできる候補サーチを含む。これは、すべての使用可能候補を評価することに依存していた従来の復号化方式にまさる大幅な利点および改善を表すものである。

【0013】

本発明の様々な特徴および利点は、以下の現時点での好ましい実施形態の詳細な説明を読めば、当技術分野の技術者には明らかになるであろう。詳細な説明に添付された図面については、図面の簡単な説明で簡単に説明する。

【発明を実施するための最良の形態】

【0014】

図1に無線通信システム20を図で示す。送信部22は無線通信路を介して受信部24とやりとりする。一例では、送信部22は、セルラー通信ネットワークでの基地局である。受信部24は様々な形を取ることができる。本発明に従って設計されたシステムで有用な受信機の例には、携帯電話、ラップトップ・コンピュータ、携帯情報端末およびこれらの1つまたは複数の特徴を組み合わせた装置が含まれる。もちろん本発明は、どんな具体的な送信装置や受信装置にも限られるものではない。

【0015】

図1に概略的に示すように、送信部22は、複数のアンテナ26を介して信号を送信することができる。一例では、各アンテナは同じチャネル周波数を介して同時に送信を行う。この例での受信部24は複数の受信側アンテナを含む。この具体例は、4つの送信側アンテナ26A～Dおよび4つの受信側アンテナ28A～Dを備え

る。周知のように、複数の送信アンテナおよび複数の受信アンテナは、多重入力／多重出力（MIMO）システムを提供する。本発明は、MIMOシステムでの使用に十分に適するが、そうしたシステムに限られるものではない。本発明の手法での受信情報を効果的に復号化する能力を説明するために、MIMOの例について論じる。

【0016】

4つのアンテナが同じ通信路を介して同時に信号を送信するときは、その通信路を通信路行列で表すことができる。この通信路行列は、Mが送信側アンテナ26の数でありNが受信側アンテナ28の数である、 $N \times M$ 行列である。この通信路行列は、アンテナ26が同時に送信しアンテナ28が受信する、異なるストリームを示す複素フェージング係数で構成される。

【0017】

本発明により設計されたシステムで有用な検出プロセスの一例は、受信伝送の内容を判定し、または検出するためのコスト関数の一部として通信路行列を使用することを含む。本発明の例示的一実装形態では、最尤事後確率法（MLAPP）を、送信された情報の内容を判定するためのコスト関数を含む検出方式の一部として使用する。一例では、各候補（すなわち受信する可能性のあるシンボルのセット）を通信路行列で乗算して、アンテナ26からの送信がその候補を含むときに受信機が何を受信するかの指示を提供する。換言すれば、候補を通信路行列で乗算した積は期待される受信ベクトルを提供する。MLAPP法は、その候補が送信されたことを想定して、受信側アンテナ28が受信すべきものとその積を比較することを含む。その積と受信すべきものととの差はコスト関数値を提供し、その値はその候補が送信された可能性の最も高いシンボルかどうかを示す。

【0018】

本発明は、複数の送信側アンテナが異なるストリームを同時送信した状況であっても、そうした手法を使用できることを含み得る。送信される可能性のあるシンボルのすべての使用可能な組合せを網羅的に調べることは実行不能なので、本発明は、球面復号器を使用して、送信される情報に含まれる可能性が最も高い候補の初期推定値を提供し、次いで、それらの候補だけをMLAPP法（または別の選択された検出技法）を使用して処理することを含む。この球面復号器の初期推定値をこの説明では「連続ML推定値」と呼ぶ。

【0019】

この候補サーチは、使用可能なシンボルそれぞれを考察せずに、使用可能な送信される可能性のある候補数を扱いやすいレベルまで減少させる。この候補サーチは、各アンテナに関連する候補間の関係を使用して、累積してコスト関数値を決定する。この候補サーチは、候補シンボル組合せの階層的関係またはツリー構造を利用する。この候補サーチ・コスト関数は、ツリー構造中の1

レベルにある候補に関連するコストが決定すると、従属分岐中の他のすべての候補を除去できるかどうかを決定できるように設定される。

【0020】

一例によれば、選択された候補のコスト関数値は、そのサーチが完了したときに所望数の候補が残るように選択されたサーチ半径と比較される。ある候補のコストがサーチ半径の外にあるときは、常に、その候補、およびそのツリー構造の従属分岐中にある他すべての候補が可能な候補のリストから除去される。

一例でのコスト関数は、送信アンテナ全体に及ぶ正定値の和に定式化され、サーチ半径を使用してそのサーチ空間ツリーの大部分を刈り込む。

【0021】

本発明の例示的一実装形態は、サーチ・コスト関数の一部として通信路行列の変換を使用することを含むことができる。このサーチ・コスト関数は、選択された候補に関連するコスト（すなわちコスト関数値）を、そのツリー構造中で（すなわち、考察される組合せの上位レベルで）その選択された候補をリンクされた、以前に考察した候補に関連するコストに従属させる方式で候補数を減少させる。その意味では、この候補サーチは、以前に考察した候補に関連するコスト関数決定に基づき相当数の候補を除去することができる再帰的手法を含むものである。一例では、この補サーチは、受信側アンテナ28で受信するものと、候補を変換された通信路行列で乗算した積との差に基づく再帰のコスト関数を利用する。

【0022】

図1に示す、例えば16QAM符号化での4送信側アンテナ構成を使用すると、第4のアンテナ26Aは、再帰のコスト関数を使用して、候補シンボルのうちのどれがアンテナ26Aを使用して送信される可能性が最も高いかを決定することによって考察される。このコスト関数を満たさない（すなわちコスト関数値が高すぎる）候補ごとに、アンテナ26Dでのその候補の値に従属するアンテナ26C、26B、26Aに関連するすべての候補を、個々に考察せずに除去することができる。さらに、アンテナ26Dによって送信される可能性のある多くの使用可能なシンボルを、それらを考察せずに直ちに廃棄することもできる。

【0023】

図2を参照すると、ノード30で始まる候補サーチの一例が示されている。例示的ツリー構造階層32の一部は、送信される可能性のあるシンボルの使用可能な組合せを表す。4つの送信アンテナおよび16QAMを含む状況では、この階層は、各アンテナに関連する16個のノード、および各レベルでそれらのノードのそれぞれからの16個の子ノードを含む。この例では、候補サーチは階層32の上位レベルで開始され、コスト関数限界値に達するまで下位レベルに下りていく。1ノードにある

候補に関連するコスト関数値が限界値を超えると、その候補および従属ノード（すなわちすべての子ノード）中の他のすべての候補は、有効でない候補として廃棄される。次いで、サーチは1レベル上に戻り、続行される。

【0024】

例えば、アンテナ26Dによって送信された候補に対応するノード30で開始されたサーチは、例えば、次の下位レベル（ $i=3$ ）に進み、そこでノード40の候補シンボルに関連するコスト関数値が決定される。この例では、ノード30の候補のコスト関数値（この例では、ノード30はこのツリーのルートなので、そのコスト関数値はゼロである）をノード40の候補のコスト関数値に加算する。この値はまだコスト関数限界（すなわちサーチ半径）の範囲内にある。

【0025】

サーチは続けてノード50に進み、そこでは対応する候補シンボルは、許容可能な限界外の（ノード40の候補に関連する値を含む）コスト関数値を持つ。その時点で、候補50およびその候補を含むすべての使用可能な組合せが、その後の復号化に有効でない候補として廃棄される。同じことがノード52でも当てはまる。

【0026】

ノード54、60、72の各候補は、累積で限界内のコスト関数値を持ち、そのためノード30からノード40、ノード54、ノード60を経てノード72に至る組合せまたはベクトルは、有効な候補として復号化するために前に進められる。有効な候補は、アルゴリズムがサーチ・ツリーの最下位レベルに達した後ではじめて考察される。

【0027】

ノード42、44、62、64、70および74の各候補は、許容可能な限界を超えるコスト関数値を持つと判定されるため、廃棄される。例えばノード42の候補を含むあらゆる可能な組合せは、その候補のコスト関数値が許容可能範囲外であると判定され次第、その候補を含む組合せのいずれも考察せずに除去される。

【0028】

したがって本発明は、可能性な候補の数を、復号化処理を（MLAPP法などを使用して）許容可能なペースで進めることができる、扱いやすいレベルにまで即座に減らすこと可能にする。一例では、初回の候補サーチでの可能な候補数の低減により、復号化処理のための候補が使用可能なシンボル候補総数の約1%程度残る。一例では、この候補サーチで約500候補が生じる。これは、4つの送信アンテナ26および16QAM符号化方式を持つ構成で可能な、65,000を超える、異なった組合せに比べると、大幅な減少である。

【0029】

一例では、以下の各段で述べるが、通信路行列を上側三角行列に変換する。三角行列（上側または下側）を候

補サーチ・コスト関数の一部として使用することは、1つのアンテナに選択された候補に関連する決定が、その候補のコスト関数値に基づいて従属分岐上の他のすべての候補を除去する可能性を持つようにそのコスト関数の再帰的性質を提供する方法の一例である。

【0030】

この例での1つの大きな前提は、通信路がフラット・フェージングであり、チャネル係数が1つの複素数表現を持つことである。これには、周波数選択フェージングがあればそれを取り除くための、受信機24のフロントエンドにおける時空間イコライザ、ならびにそのイコライザからの相関雑音を補償するための雑音白色化フィルタを必要とすることがある。別の選択肢は、直交周波数分割多重方式（OFDM）を使用して各通信路が平坦に見えるようにすることである。さらに、APP中の雑音は白色であるものと想定する。

【0031】

送信される信号 y を以下の式で表すことができる。

$$y = Hs + n \quad (1)$$

この例では、

【数1】

$$P_c = 2^{Q_c}$$

が1コンスタレーション・シンボル当たりのポイント数とし、例えば16QAMでは $Q_c=4$ 、 $P_c=16$ とする。以下の変数は式（1）を定義する。

【数2】

$$s = (s_0, \dots, s_{M-1})$$

送信されたコンスタレーション・シンボルの $M \times 1$ ベクトル、ある複素コンスタレーション（QPSKなど）から選択されたエン트리； $M \cdot Q_c$ ビットを搬送する；

【数3】

$$H = (h_{ij})$$

複素フェージング係数の $N \times M$ 通信路行列；

n $N \times 1$ 雑音ベクトル、複素ガウス確率変数のエン트리；

y 受信した $N \times 1$ ベクトル・チャネル・シンボル（すなわちチャネル観測値）。

下線のスカラー変数は複素数であり、すべてのベクトル／行列は複素数エントリを持つことに留意すべきである。

【0032】

線形前処理は、通信路行列の三角型としての、三角 $M \times M$ 行列を計算することを含む。一例では、通信路行列の三角行列表現は、 $U^H U = H^H H$ （式中（ \cdot ） H は複素共役転置を表す）であるような、実数の対角エントリ u_{ii} を持つ上側三角行列

【数4】

$$U = (\underline{u}_{ij}),$$

である。別の例では、

【数5】

$$L = (\underline{l}_{ij})$$

は、 $LL^H = H^H H$ であるような、実数の対角エントリ 1_{ii} を持つ下側三角行列である。原則として、この三角行列は、コレスキー法またはQR分解法のどちらかに基づくものとすることができ、これを求めるのに使用できる複数の公知の方法がある。本発明は、以下でより詳細に説明する通信路行列Hの三角行列表現を得る方法を含むことができる。

【0033】

一例における最良候補を求める最尤(ML)サーチには、すべての可能な送信候補のコスト関数の解を求める*

$$J = |y - Hs|^2 = (s - \hat{s})^H U^H U (s - \hat{s}) + C \quad (2)$$

定数Cは、Hおよびsのみに依存し、したがって、すべての可能な種々の候補sについて一定である。この候補サーチの場合には、値の相対分布だけが重要であり、Jの絶対値は問題ではない。

【0034】

上側三角行列Uを使用して、式(2)を、各送信アンテナ全体の各項の和に定式化する。これは、例示の候補サーチ球面法の再帰的な高速削減能力を提供する。以下の式(3)に示す和は、正定値であることが補償されるコスト関数をもたらす。この和の各項は、常に、コスト関数の値を増大させることになる。したがって、各送信アンテナを介した合計コスト関数の計算においてコスト値が所定の制約条件を超えた場合は、それ以上の項は合計コストをより高くするだけなので、それらの計算を続行する理由がない。球面法で決定的なことは、そのサーチが妥当な数の経路に沿って進められると一方で、ML※

$$(s - \hat{s})^H U^H U (s - \hat{s}) = \sum_{i=M-1}^0 \left| \underline{u}_{ii} \cdot (\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \sum_{j=i+1}^{M-1} \underline{u}_{ij} \cdot (\underline{s}_j - \hat{\underline{s}}_j) \right|^2 \leq r^2 \quad (3)$$

である。

【0036】

この説明によれば、個々の状況での必要を満たすサーチ半径の適当な値を、当分野の技術者は選択することができるであろう。例えば、サーチ時間を短縮するために、できるだけ少数の候補をもたらすようにサーチ半径を設定することができる。ただし同時に、半径を小さく設定しすぎると、従来 방식으로復号化方式の正確さまたは信頼性を判定するために使用されるソフト情報がより少なくなる。別の選択肢は、見つかった各有効候補に対

*こと、および最低の全体コストを有する候補を選択することが関与する。複雑度が高すぎて網羅的なサーチが不可能なシステムでは、最低コスト解を生じる公算の最も高い候補の目標サブセットをサーチすることが重要である。例示の球面候補サーチ法を実装する際に重要な1ステップは、コスト関数が三角行列(例えばU)、およびサーチ中心点

【数6】

$$\hat{s}$$

に依存するようにそれを定式化することである。サーチ中心点が選択されると、MLサーチのコスト関数を(上側三角の場合には)以下のように再定式化することができる。

【数7】

※解をもたらさないサーチ空間中の分岐の多くを除去するように、このコスト閾値またはサーチ半径を適切に設定することである。

【0035】

式(2)の第1項は、上側三角行列U全体の和として構成することができる。この和は、送信アンテナ数($0 \leq i < M$)全体に及ぶ和である。球面法は半径rを選び、これによって式(3)の不等式を解く選択候補だけが許容される。半径が選択されると、不等式に反する候補をサーチから除外することができる。サーチ・ツリーを急速に刈り込むための鍵は、すべての可能な候補を評価せずに、この不等式で最初の少数の項を用いてサーチ半径をすでに超えている候補を識別することである。サーチ半径をrとすると、

【数8】

してそのサーチ半径を連続的に縮小することである。これは、条件付きML解を見つけ出すサーチ時間を最小化するが、ソフト情報を生成するのに必要とされる追加候補の数を制限することになる。この説明を利用することのできる当分野の技術者であれば、そうした競合する考慮事項を比較検討し、所与の要件を満たす有用なサーチ半径に達することができるであろう。

【0037】

以下の式に示すように、 $T_{out,i}$ で表されるアンテナiのそれぞれの項を用いて、この和を再帰的に定式

化することができる（「累積的経路距離」）。

【数9】

$$T_{outer,i} = T_{outer,i+1} + |u_{ii}(\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \underline{T}_{inner,i}|^2 \leq r^2$$

$$\underline{T}_{inner,i} = \sum_{j=i+1}^{M-1} \underline{u}_{ij} \cdot (\underline{s}_j - \hat{\underline{s}}_j)$$

項

【数10】

$$|u_{ii} \cdot (\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \underline{T}_{inner,i}|^2$$

は、送信アンテナ i のコンスタレーション・シンボル

【数11】

$$\underline{s}_i$$

に関する仮説の選択に基づいて、距離の増分とみなすことができる。

【0038】

この候補サーチ球面コスト関数での再帰式は、サーチ半径制約条件に基づいてサーチ・ツリー分岐の刈り込みを実施するためのベクトル・コンスタレーション・シンボルのサブセットにわたるツリー・サーチとみなすことができる。ツリーの第1レベルはシステムの最後の送信アンテナを表し、評価すべきPc通りの候補の組合せがある。各可能な候補は、ツリー・レベルi=0にある最後の候補に達するまで、その下にさらにPc通りの分岐を持つ。

【0039】

図2を参照すると、サーチはツリー32のルート30から始まり、レベルi-1に対応する、(送信アンテナM-1から生じる)コンスタレーション・シンボル

【数12】

$$\underline{s}_{M-1}$$

に関する仮説により分岐する。ツリー中の各ノードは、そのノードに至るために使用された以前の送信候補を使用してコスト距離のT_{inner}成分(式4)を計算し、次いで、現在のレベルでのPc通りの仮説のそれぞれを検査する。候補のいずれかに関連するコスト関数値がサーチ半径を超えた場合は、そのサーチをツリーの下方に進む必要はない。

【0040】

ノードを除去できるツリー中のレベルが高いほど、サーチ空間を大幅に縮小することができる。例えば、ツリーのレベルiにあるノードを不要にすると、2(MQ-iM)候補を刈り込むことができる(4×4

16QAMの場合、i=3でノードを刈り込むことによ

って、i=2とi=1でそれぞれ256と16で、4096ノードを取り除くことができる)。サーチは、サーチ半径制約条件内にあるツリー全体のすべての経路を通じて進む。有効なコンスタレーション・ベクトル

【数13】

$$\underline{s} = (\underline{s}_0, \dots, \underline{s}_{M-1})$$

が見つかる(例えば、ノード30からノード40、ノード54、ノード60を経てノード72で終わるサーチ経路によって表されるベクトルを示す図2の太線を参照)、それがAPP後処理段階(複雑度が減少したML-APP)に含まれるように、APP待ち行列にプッシュされる。

【0041】

サーチ・ツリー32はツリー区分に区分化することができる。ツリー区分は1つの親ノードおよびPc個の子ノードで構成され、Pc個の可能なコンスタレーション・シンボルを表す。1つのツリー区分内の処理は並列に行うことができる。したがって、「スタック・サーチャー」とも呼ばれる、ツリー区分サーチ・エンジンを使用してツリー・サーチを実施することは有利である。図3～5に、スタック・サーチャー・アーキテクチャの一例を概略的に示す。

【0042】

図3および図5を参照すると、事前計算ユニット100およびサーチャー・ユニット102を含めて、受信機24の選択された部分が概略的に示されている。事前計算ユニットは信号y、およびアンテナ26から送信された試験信号を利用する。チャネル処理モジュールは、通信路行列H(式1)および上側三角行列Uを決定する。サーチ中心決定モジュール106は、

【数14】

$$\hat{\underline{s}}$$

を決定する。事前計算モジュールはT_{inner}の値(式11)およびシンボル誤り値を決定する。

【0043】

事前計算ユニットからの出力はサーチャー・ユニット102に提供され、そこで候補サーチ・モジュール110が、前述のような再帰的累積的方式で、コスト関数を使用可能なシンボルに適用する。マルチポート・スタック112は、候補サーチ・モジュール110で考察され

た各候補に関連するコスト関数値を格納しやすくする。スタック・メモリ 114 は、候補サーチ・モジュールが送信されたシンボルの使用可能な組合せを表す階層を進むときに使用するコスト関数値をその値の十分な識別子情報と共に、スタック・メモリ 114 内に少なくとも一時的に格納する。その候補サーチのサーチ半径 r の範囲内にあると判定された候補は、MLAPP などの選択された復号化方式を使用して復号化できるように有効候補待ち行列 116 に入れられる。

【0044】

事前計算ユニット 100 は、着信チャネルを監視し、通信路行列 H から上側三角行列 U を計算する。行列 U は通信路行列が変化するときだけに計算すればよく、したがってこれは大量の着信シンボルに対して一定である。この上側三角化は低速で行われるので、この計算では反復法を何回でも使用することができる。また、事前計算ユニットは受信シンボルを取り入れ、連続 ML 推定を生成する。最後に、このユニットは、所与の着信シンボルで再利用される値の一部を事前計算することができる。

【0045】

第 2 のユニット、スタック・サーチャー 102 は、球半径式（すなわち候補サーチ・コスト関数）を評価し、有効候補待ち行列に渡すための 1 組の有効候補を生成する。ツリー中の各レベルは、そのツリーの次のレベルでサーチするために最大 Q_c 候補まで生成することができる。したがってこの例は、現在の分岐を完全に評価した後で一部のサーチを続行するためにそれらを格納することができる、マルチポート・スタック・アーキテクチャを含む。

【0046】

2 分木によってサーチする多くの方法がある。最少の中間情報を保持する最も効率の良い方法は、縦型探索である。一例では、サーチは常にそのツリー中の子ノードに進み、1 本の経路を最下位レベルまで、またはコスト関数が閾値を超えるまでたどる。その時点でサーチは、残余ノードを持つ次の最上位レベルに戻り、再度ツリーの下方に進む。

【0047】

縦型探索は、その縦型探索中に再訪するためにツリー中の可能なノードを追跡する方法を必要とする。候補を記憶する方法の一例が、一部のノードをそこに置いておき、そのサーチ・プロセス中に後でそれらのノードを再訪することができるスタックである。スタック 114 は後入れ先出し（LIFO）構造で作業し、サーチを自動的に縦型手法にすることができる。ツリー 32 の第 1 のレベルで、サーチは有効なノードのすべてをスタック 114 にプッシュする。次いで、最後のノードを取り出し、次のレベルでそのノードのサーチを続行する。サーチを自動的に処理するためには、現在のサーチ・ノードに関連するすべての情報（累積コスト距離およびツリー

のそのレベルに達するために使用されたすべての候補シンボルなど）を取り出せる必要がある。

【0048】

スタック・サーチャーは、1 つの親ノードおよび P_c 個の子ノードを持ち、送信アンテナ i における P_c 個のコンスタレーション・シンボルを表す、レベル i でのツリー区分上で作業する。

【0049】

図 4 にスタック 114 のメモリ・アーキテクチャの一例を示す。例示のスタック・サーチャーは、ツリーでの現在のレベル 120、ツリー中のこのレベルに達するために使用された以前の各アンテナごとの候補 122、および累積の T_{outer} と 124 の 3 つの情報をスタック 114 に格納する。これら 3 つの情報をを用いて、サーチャー 110 は残りの候補でのサーチを再開することができる。1 つのツリー・レベルを処理するための関連情報のすべてがそのスタック上にプッシュされるので、1 つのサーチャー 110 が様々なシンボルからのツリー・サーチを極めて容易に処理することができ、複数のサーチャーでピーク負荷を分担することが可能になる。スタックの最大深さは、送信アンテナから 1 を引いた数を 1 シンボル当たりのコンスタレーション・ポイント数で乗算した積である。実際、適切に設定された半径条件を用いれば、スタックがこの限界に近づくことは絶対にはずである。

【0050】

実際のシステムは、着信シンボルを受信する速度を扱うために複数の並列サーチ・エンジンを必要とすることがある。図 3 は複数のサーチャー・ユニット 102 を含む。例えば、ツリー全体の 1 回のサーチに 1 つの受信ベクトルにつき 300 クロック・サイクルが必要であり、新規の受信ベクトルを 50 クロック・サイクルごとに受信する場合、そのアーキテクチャは 6 つの並列サーチャー 102 を必要とすることになる。1 つのツリー・レベルを処理するための関連情報すべてがスタック上にプッシュされるので、単に、スタック出力を連続 ML 推定と共に別のサーチャーに渡すだけで、複数のサーチ・ユニット間でピーク負荷を簡単に分担することができる。1 つのスタック・ユニットがその個々のサーチを早く終えた場合は、そのユニットを別のサーチャーでのサーチの完了を支援するためのリソースとして使用することができる。

サーチを初期設定するために、ルート・ノードが、累積コスト距離をゼロにしてスタックにプッシュされる。

【0051】

図 5 に、選択されたサーチャー・データパスの一例のアーキテクチャを示す。この例示的アーキテクチャは、スタック 114 から値を取り出し、132 から（ツリーのこの特定のノードに達するために使用された候補だけに基づく） T_{inner} 積を取り出し、現在のレベルで

の候補コンスタレーション・ポイントのそれぞれの追加分を加算し、次いで、 T_{outer} 値を計算するパイプライン130を含む。

【0052】

候補 T_{outer} 値のそれぞれは、それらが依然として有効な候補であるかどうか判定するために134で半径と比較される。このアーキテクチャは一度に1サーチ・ノードしか処理しないので、複数の有効な結果がある場合は、残りの候補がスタック114にプッシュされる。それらの有効な候補の1つをパイプラインの先頭に返して、続けてその個々の分岐サーチに進む。

【0053】

サーチャーは、それが有効な候補を持たないノードにぶつかると、スタックから一部のサーチ・ノードを取り出し、その分岐の処理を開始する。候補サーチがサーチ・ツリーの最下位ノード（すなわち図2のレベル $i=0$ ）に到達できたときは、そのサーチはその候補リストを有効候補待ち行列に渡す。サーチは、そのサーチ・ツリーを網羅し尽くすまで、あるいはスループット要件で決定されたサーチ候補限界にぶつかるまで、候補を評価し続ける。

【0054】

この例でのサーチャー・アーキテクチャは最大 Q_c 個まで（1つの16QAM変調形式では16）の有効候補を生成できるが、有効候補の平均数はずっと少ない。このパイプラインをクロック・サイクルごとに実行し続けるためには、スタックは $(P_c - 1)$ ポートの書込みメモリ（1つの結果が常にパイプラインの先頭にフィードバックされる）でなければならないことになる。15ポートメモリは実装費用が極めて高い。生成される有効サーチ候補の実際数は、アルゴリズムの動的挙動であるが、球面半径を適切に選択すれば、この平均数は P_c よりもはるかに少なくなる。

【0055】

効率の良いハードウェア・アーキテクチャを構築するための1つの解決法は、 P_c より少ない数のポートを使用するスタックを構築することである。図5の概略図では、最大 X 個までの有効候補を生成し、それらを Y ポート・スタック・メモリに渡すサーチャーが示されている。 X の値が Y 以下であるとき、このスタックは1クロック・サイクルで積のすべてを格納することができる。 X が Y より大きい場合、このスタックはパイプラインを停止させ、複数のクロック・サイクルを使用して候補のすべてを格納する必要がある。大多数の場合をカバーするように Y が選択された場合は、16QAMの場合には完全な15ポート書込みメモリを実装する必要はなく、このアーキテクチャを1クロック・サイクルで実行することができる。例えば、シミュレーションによって、ツリー・サーチの各サーチ・ステップごとに平均で3~4個の有効候補だけしか残存しないことが示されている。

【0056】

したがって4ポート・スタックは、5つの有効候補（すなわち $Y=4$ 、 $X=5$ ）を処理し、しかもこのアーキテクチャを1サイクルごとに実行し続けることができる。4つを超える有効候補が生成される少数の場合には、サーチャーはパイプラインを一時的に停止する。

【0057】

通信路行列の三角行列表現の決定に戻ると、その三角行列を提供するための線形前処理が必要とされる。一例では、 U を、好ましくはコレスキー法やQR法で通常必要とされる平方根演算および除算演算を回避することによって決定する。一例では、本発明の手法は、分子と分母の計算を切り離すことに基づいてその分解を再定式化することを含む。さらに、（ビット・シフト演算に対応する）2のべきで位取りすることにより、その再帰法で安定が保持される。

【0058】

MIMOシステムでの検出に球面復号器を使用すると、通信路行列 H が更新される都度、コレスキー分解またはQR分解を求める必要がある。表記を容易にするために、 $M \times M$ 行列 $A = H^H H$ と定義する。コレスキー分解は、従来、除算演算および平方根演算を伴う。固定小数点VLSI実装形態では、この除算演算および平方根演算が最適に回避される。

【0059】

QR分解は、コレスキー分解と密接に関連しており、所望の上側三角行列 U を計算する代替手段を提供する。行列 H のQR分解は、

$$H = Q^H R \quad (5)$$

であり、式中 R は、 H と同次元（すなわち $N \times M$ ）の上側三角であり、 Q は直交 $N \times N$ 行列であり、すなわち $Q^H Q = Q Q^H = I$ である。行列 R は、 U とは次元が異なるが、 $i, j = 1, \dots, \min(N, M)$ で同じ非ゼロ・エントリを持つ。

【0060】

VLSI実装形態で平方根演算および除算演算を回避するために、図6の流れ図150に要約する新規のコレスキー分解技法の一実装形態は、まず、 U の要素すなわち

【数15】

$$u_{ij} = v_{ij} / \sqrt{w_i}$$

の分子と分母の切り離すことを含む。第1行（ $i=0$ ）には、 $u_{00} = \sqrt{a_{00}} = a_{00} / \sqrt{a_{00}}$ 、および

【数16】

$$u_{0j} = a_{0j} / \sqrt{a_{00}}$$

があり、したがって $w_0 = a_{00}$ および

【数17】

17

$$v_{0j} = a_{0j}.$$

がある。Aは対称なので、その対角要素は実数であり、*

$$u_{11} = \sqrt{a_{11} - |a_{10}|^2} = \sqrt{a_{11} - |a_{10}|^2 / a_{00}}.$$

がある。平方根演算を分母に移動すると、

$$u_{11} = (a_{11} - |a_{10}|^2 / a_{00}) / (\sqrt{a_{11}a_{00} - |a_{10}|^2} \cdot \sqrt{a_{00}}).$$

になる。この行を完了すると、

【数20】

$$w_1 = (a_{11}a_{00} - |a_{10}|^2) w_0$$

※

$$v_{1j} = a_{1j} a_{00} - a_{10} a_{0j} \text{ for } j = 2, \dots, M-1.$$

という結論を生じる。

【0061】

後者においては、Aの対称性が認められ、このことから、別に格納する必要のある対角線要素を除く上側三角要素を上書きすることによって、Aの記憶空間を再利用★

$$u_{ij} = v_{ij} / \sqrt{w_i}$$

(式中、 $w_i = z_0 * \dots * z_i$ 、 z_i は常に実数であり、 $z_0 = a_{00}$ 、 $z_1 = (a_{11}a_{00} - |a_{10}|^2)$ 、以下同様)で表せることが理解される。次いで、これらの再帰を、各行ごとに

【数23】

$$v_{ij}$$

および z_i を直接計算するように変更する。事実、これにより代替の切り離された因数分解である

$$V^H W V = H^H H \quad (6)$$

が生じ、式中、Vは上側三角行列であり、Wは実数値の重み $1/w_i$ の対角行列である。

【0063】

従来のコレスキー分解の除算演算および平方根演算は、分子と分母を切り離すことによって再帰法から除去されており、アルゴリズムのこの構造を用いれば、さらなる計算で

【数24】

$$u_{ij}$$

の実際の値が必要になるまでそれらの演算を先送りすることができる。しかしそれゆえに、これらの再帰の結果は数値的に無限であり、(行列Hいかなんでは)固定小数点実装で問題を生じることもある。幸いにもこの問題は、位取りによって容易に回避することができる。

【0064】

位取りは、2のべきだけによって除算(または乗算)すること(すなわち2進固定小数点実装でのシフト演算)によって、各行の処理中に実施することができる。

*したがってその分母 w_0 も実数であることに留意されたい。第2行($i=1$)には、

【数18】

【数19】

※および

10 【数21】

★できることがわかる。

【0062】

各行ごとにこのパターンを用いると、Uの各要素を、

【数22】

基本的に、その目的は因数 z_i を0.25と4の間に保ち、各要素

【数25】

$$v_{ij}$$

をしかるべく位取りすることである。したがって、最後には、 $v_{ij} = z_i c_i$ (式中、 c_i は2のべきであり、1未満でも、1に等しくても、あるいは1より大きくてもよい)となる。

【0065】

新しく位取りされ切り離されたコレスキー分解の計算量は、 $O(M^3/6)$ 複素乗算および減算、ならびに分子および分母の再帰の分離から生じるその他の $O(M^3/6)$ 実数乗算である。この分解中には除算演算も平方根演算も行われない。

【0066】

図7の流れ図200に要約する本発明の別の例示的実施形態では、

40 【数26】

$$l_{ij} = p_{ij} / \sqrt{k_i}.$$

と表すことによって平方根演算および除算演算を回避するQR分解が導出される。これは、分解

$$H = \Phi^H K^{-1} P \quad (7)$$

に対応し、式中、 K^{-1} ($N \times N$ 対角実数行列)の各要素は $1/k_i$ で与えられる。上側三角行列Pは、複素 $N \times M$ 行列Hに位取りされたギブンス回転を適用することによって得られる。

50 【0067】

このアルゴリズムは、 $i = 0, \dots, N-1, j = 0, \dots, M-1$ では、
【数27】

$$p_{ij} = h_{ij},$$

および $k_i = 1$ で初期設定される。要素
【数28】

$$p_{ji} \text{ (for } j > i),$$

を除去する（ゼロまで回転させる）際に、その回転は以下
【数29】

$$\begin{bmatrix} \underline{p}_{ii} \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \underline{p}_{ii}^* k_j & \underline{p}_{ji}^* k_i \\ -\underline{p}_{ji} & \underline{p}_{ii} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \underline{p}_{ii} \\ \underline{p}_{ji} \end{bmatrix}$$

*

$$\begin{aligned} \underline{p}_{ii} &= \underline{p}_{ii}^* k_j \underline{p}_{ii} + \underline{p}_{ji}^* k_i \underline{p}_{ji} & \text{for } l = i, \dots, M-1 \\ \underline{p}_{ji} &= -\underline{p}_{ji} \underline{p}_{ii} + \underline{p}_{ii} \underline{p}_{ji} & \text{for } l = i, \dots, M-1 \\ K_j &= \underline{p}_{ii} \\ K_i &= k_i k_j \underline{p}_{ii} \end{aligned}$$

式中、 K_i は更新された k_i を表し、 $(\cdot)^*$ は共役複
素数を表す。

【0068】

数値的安定を保つために、同じ位取り機構を、今度は
因数 k_i および k_j を使用して重量する。基本的にその
目的は、因数 k_i および k_j を 0.25 と 4 の間に保
ち、各要素

【数33】

$$p_{ij}$$

をしかるべく位取りすることである。位取りは各回転ご
とに実施され、2進シフト演算（すなわち2のべきによ
る位取り）だけが関与する。さらに、この位取りによっ
て、 $i = 0, \dots, N-1$ に対して、変数 k_i が同様の
大きさであることが保証される。

【0069】

*式中、

【数30】

$$\underline{p}_{ij}$$

は更新された要素を表す。回転を実施することに加え
て、実数値重み k_i を更新する必要がある。したがっ
て、要素

【数31】

$$\underline{p}_{ij}$$

に基づく位取りされたギブンス回転を以下のように要約
することができる。

【数32】

30 式中、 K_i は更新された k_i を表し、 $(\cdot)^*$ は共役複
素数を表す。

【0068】

数値的安定を保つために、同じ位取り機構を、今度は
因数 k_i および k_j を使用して重量する。基本的にその
目的は、因数 k_i および k_j を 0.25 と 4 の間に保
ち、各要素

【数33】

$$p_{ij}$$

をしかるべく位取りすることである。位取りは各回転ご
とに実施され、2進シフト演算（すなわち2のべきによ
る位取り）だけが関与する。さらに、この位取りによっ
て、 $i = 0, \dots, N-1$ に対して、変数 k_i が同様の
大きさであることが保証される。

【0069】

この代替の定式化は、除算演算および平方根演算のな
い再帰の利点を再度提供する。これらの演算は、実際の
分解QおよびRを使用する必要が生じるまで延期するこ
とができる。

【0070】

比較のために、KおよびPだけを計算する際の計算量
を考察する。この計算量は、 $M \leq N$ では $O(2M^2N - 5M^3/3)$ 複素乗算（および半分の複素加算）を必要
とする回転によって決定される。 $M \sim N$ では（またはM
行だけが必要とされる場合には）、これは $O(M^3/3)$ になる。

【0071】

$U = q r (H)$ を得るために前述の手法を使用する一
例では、次いで、球面復号器に与える影響により、不等
式(2)が以下のように変更されることになる。

【数34】

$$\sum_{i=0}^{M-1} \kappa_i \left| p_{ii} (s_i - \hat{s}_i) + \sum_{j=i+1}^{M-1} p_{ij} (s_j - \hat{s}_j) \right|^2 \leq \kappa_0 r^2 \quad (8)$$

式中、 $\kappa_i = \Pi_j, j \neq i, \kappa_0 = \Pi_j \kappa_j$ である。回転行列 Φ は球面復号器では必要とされないことに留意されたい。球面復号器に与える影響は類似しているが、 $w_i s_i$ が*i*につれて増大することがあるのに対して、 $(\kappa_i s_i)$ が同程度の大きさになるように構築されるため、 $\kappa_i s_i$ が同程度の大きさであるという点で、位取りされたQR法には、位取りされたコレスキー法に優る利点がある。

【0072】

一例では、各送信アンテナ候補全体の和を用いてコスト関数を計算できるように、MLAPPでのコスト関数を定式化する際にその上側三角行列 U が使用され、各項が正定値関数であることが保証される。

【0073】

U が決定されると、次のステップは球面復号器候補サ*

$$\hat{s} = By \quad \text{where} \quad B = (H^H H)^{-1} H^H \quad (10)$$

【0074】

一例では、 $M \times N$ 行列 B は、 U が計算されるのと同時に事前計算される。というのはそれらが類似の演算を共用するからである。その値が事前計算された後では、サーチ中心点計算は、各受信シンボル・セットごとに $M \times N$ 行列を $N \times 1$ 受信シンボル・ベクトルで乗算するだけでよい。

【0075】

行列 U は新規の通信路推定ごとに計算するだけでよいが、サーチ中心点

【数37】

$$\hat{s}$$

は各受信ベクトル y ごとに計算する必要がある。また、サーチ半径 r を決定するためにこの計算を必要とすることもある。理想的には、この計算は、行列 $A = H^H H$ を反転する際に関与する除算を回避する。

【0076】

本発明の例示的一実装形態は、後退代入を使用して、位取りされ切り離されたQR分解の解を使用する

【数38】

$$\hat{s}$$

を決定することを含む。後退代入は、三角分解が使用可能な1組の1次方程式の解を得る公知の方法である。この例では、後退代入は、回転行列 Φ を必要とせず、上側

*一チ中心点を決定することである。これは、送信候補の連続ML推定であり、有効シンボル・コンスタレーション・ポイントには制約されない。MLAPPおよび球面法でのサーチは、候補を、各シンボルごとの最良のコンスタレーション・ポイントのセットへとさらに洗練させる。この例でのサーチ中心、すなわち無制約ML推定は、以下の式で示される。

【数35】

$$\hat{s} = \arg \min \| \hat{H}s - y \|^2 \quad (9)$$

この式は以下のように書き換えることができる。

【数36】

三角行列 P および行列 K からの位取り係数だけが必要とされる。この解を得るためには除算が必要とされるが、除数は M 個しかなく、それらは、新規の通信路行列 H に対応する各新規分解ごとに1回計算すればよい。これらの除数は、多くの受信ベクトル y に使用することができる。

【0077】

【数39】

$$\hat{s}$$

は、式

【数40】

$$A\hat{s} = H^H y.$$

を解くことによって得ることができる。この式は、 $A = H^H H = U^H U = V^H W V = P^H K^{-1} P$ なので、

【数41】

$$P^H K^{-1} P \hat{s} = H^H y,$$

に変換される。したがって、1次法的方式を、 P の三角度を利用する以下の2つの部分に分けて解くことができる。

$$P^H X = H^H y \quad (11)$$

【数42】

$$\mathbf{P}\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{K}\mathbf{x} \quad (12)$$

それぞれにおいて、 \mathbf{P} の対角線要素による除算だけが必要とされており、それらの除算を後退代入の前に計算しておいて、後退代入手順の間は加算と乗算だけが必要とされるようにすることができる。

【0078】

したがって、本発明は、多数の使用可能な組合せから取り出されたシンボル組合せを含む符号化伝送を検出する戦略を提供する。球面復号器候補サーチは、使用可能な組合せのそれぞれを直接考察せずに、選択された復号化技法を使用して処理される候補組合せの数を急速に減少させる。本発明の手法は、効率的かつ効果的な方式で、比較的複雑な伝送の処理を容易にする。

【0079】

前述の説明は、本質的に、限定的なものではなく例示的なものである。本発明の要旨を必ずしも逸脱しない開示の例に対する変形および改変は、当分野の技術者には明らかになると考えられる。本発明に与えられる法的保

護の範囲は、添付の特許請求の範囲を検討することによってのみ決定され得るものである。

【図面の簡単な説明】

【0080】

【図1】本発明に従って設計された球面復号器を含む受信機を備える、符号化情報を送信する例示的システムを示す概略図である。

【図2】複数の使用可能なシンボル組合せを表す階層、およびそうした階層上で候補サーチを実施する方法の一例を示す概略図である。

【図3】本発明に従って設計された球面復号器を備える受信機を選択された部分のアーキテクチャの一例を示す概略図である。

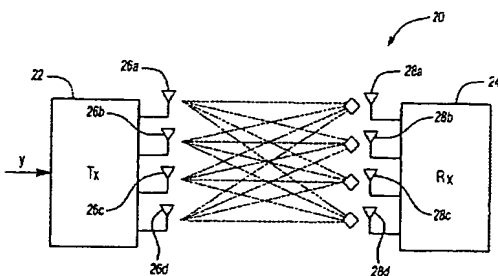
【図4】図3の実施形態で有用なメモリ形式の一例を示す概略図である。

【図5】図3の実施形態の選択された部分を、若干より詳細に示す概略図である。

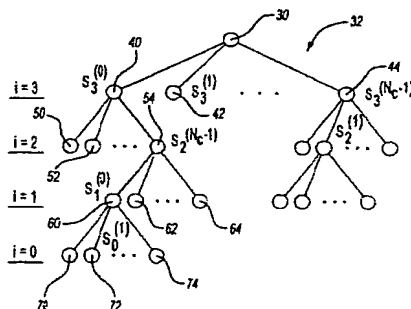
【図6】分解技法を要約するフローチャートである。

【図7】他の分解技法を要約するフローチャートである。

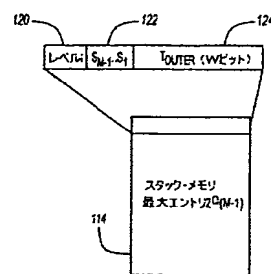
【図1】



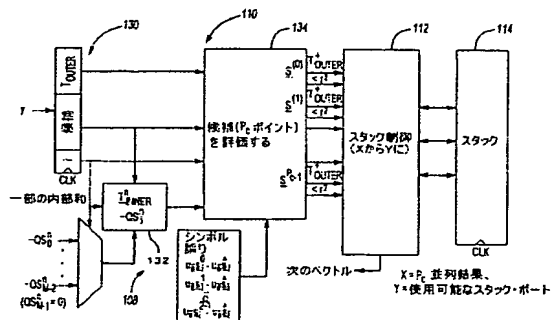
【図2】



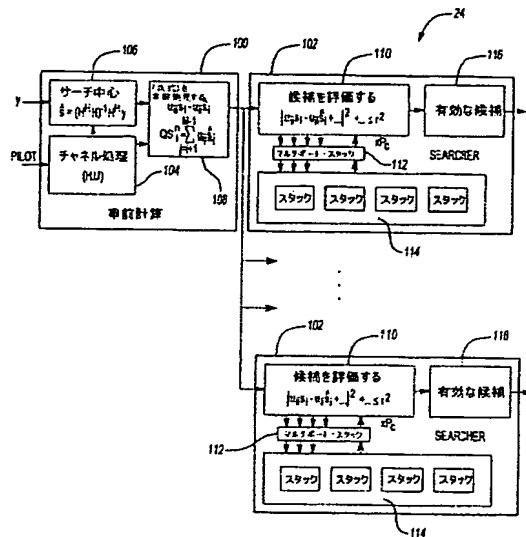
【図4】



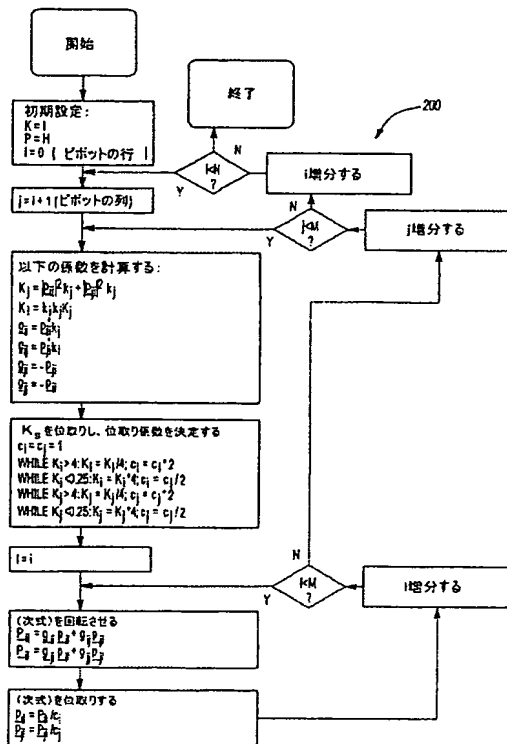
【図5】



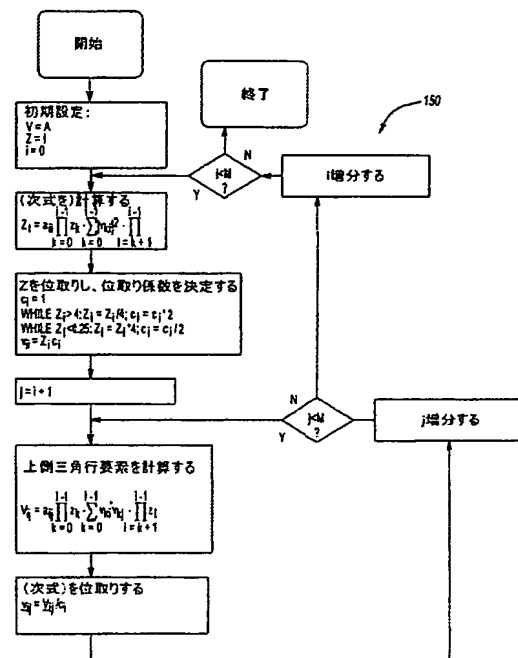
【図3】



【図7】



【図6】



フロントページの続き

- (74)代理人 100091889
弁理士 藤野 育男
- (74)代理人 100101498
弁理士 越智 隆夫
- (74)代理人 100096688
弁理士 本宮 照久
- (74)代理人 100102808
弁理士 高梨 憲通
- (74)代理人 100104352
弁理士 朝日 伸光
- (74)代理人 100107401
弁理士 高橋 誠一郎
- (74)代理人 100106183
弁理士 吉澤 弘司
- (72)発明者 リンダ メアリー デイヴィス
オーストラリア国 エヌエスダブリュ 2066 レーン コウヴ, バーンズ ベイ ロード 1
05, ユニット 11
- (72)発明者 ディヴィッド ギャレット
アメリカ合衆国 07747 ニュージャージー, オールド ブリッジ, ウィンチェスター コー
ト 3
- (72)発明者 パートランド エム. ホッチワルド
アメリカ合衆国 07901 ニュージャージー, サミット, マウンテン アヴェニュー 28
- (72)発明者 ステファン テン プリンク
アメリカ合衆国 92606 カリフォルニア, アーヴィン, サンタ バーバラ 360
- Fターム(参考) 5K004 AA05 AA08 FD05 FH02 JD05 JH01
5K022 FF00
5K059 CC01 EE02